

トリップチェーンを考慮した 分担配分統合モデル

嶋本 寛¹・樋口 貴士²・宇野 伸宏³・塩見 康博⁴

¹正会員 京都大学講師 大学院工学研究科都市社会工学専攻 (〒615-8540 京都市西京区京都大学桂)
E-mail:shimamoto@trans.kuciv.kyoto-u.ac.jp

²学生員 京都大学大学院工学研究科都市社会工学専攻 (〒615-8540 京都市西京区京都大学桂)
E-mail:higuchi@trans.kuciv.kyoto-u.ac.jp

³正会員 京都大学准教授 経営管理大学院 (〒615-8540 京都市西京区京都大学桂)
E-mail:uno@trans.kuciv.kyoto-u.ac.jp

⁴正会員 京都大学助教 大学院工学研究科都市社会工学専攻 (〒615-8540 京都市西京区京都大学桂)
E-mail:shiomi@trans.kuciv.kyoto-u.ac.jp

本研究では、自動車とバスの2種類の交通手段が利用可能な利用者が、トリップチェーン全体における移動コストを考慮して機関選択と経路選択を行うという前提の統合型配分モデルの構築を行う。構築するモデルにおいて、バスと自動車が道路を共有しているためバスの所要時間は自動車の混雑の影響を受けると仮定し、均衡状態を変分不等式問題により表現する。さらに、バスネットワークにおける配分に先行研究で構築済みのcommon lines problemを考慮した乗客配分モデルを用いることにより、乗客行動をより正確に表現することを可能であるといえる。構築するモデルに対して、緩和法をベースにした解法アルゴリズムを提案する。最後に、提案したモデルを簡易ネットワークに適用し、モデルの性能評価を行う。

Key Words : *Combined mode and route choice network equilibrium model, Trip Chain, common lines problem, Variational Inequality Problem, Relaxation method*

1. はじめに

交通ネットワーク配分モデルは、4段階推定モデルの1つのサブモデルであり、長期における交通予測を行う上で有用なモデルであるといえる。しかし、初期段階における配分モデルの多くは1つの交通機関しか対象としておらず、他の段階との整合性がとれていないという問題点が指摘されていた。この問題点を解決するため、機関選択と経路選択を統合した均衡モデルも数多く提案されており(例えば、Oppenheim¹⁾、長尾ら²⁾)、さらにはトリップ生成、機関選択、経路選択を統合した均衡モデルも提案されている(Oppenheim¹⁾)。これらほとんどの統合モデルにおいて、公共交通ネットワークにおける乗客配分を道路ネットワークにおける自動車配分と同様の手法を用いているが、公共交通における乗客配分ではサービス頻度に起因する待ち時間が発生するため、common lines problem³⁾という特性を考慮する必要があるといわれている。common lines problemとは、頻度ベースで運行されている公共交通において生じる特有の特徴であり、「同一目的地に、乗り場を共有している複数の路線を利用して到達することが可能な場合、それらの路線の中から魅力的な経路集合(attractive set)を選択する問題」、と定

義することができる。乗客は、魅力的な attractive setに含まれる経路のうち、最初に到着した車両に乗車すれば期待所要時間を最小にすることが示されている。また、attractive setのことをhyperpath⁴⁾とも呼ばれている。近年ではGracia⁵⁾らやUchida⁶⁾らによって、これらの公共交通の特徴を考慮した分担配分統合モデルが提案されている。

これまでに紹介したモデルはすべてトリップ単位で配分が行われているため、実ネットワークに適用する際に2トリップ以上を行っている移動者をトリップ単位に分割し、別の移動者として配分することが必要となる。この仮定により、往路と復路で別のモードを利用するという現実には考えにくい状況を許容することになり、したがって帰宅時の公共交通のサービスレベル向上等の施策による公共交通利用者増加効果が過小評価される可能性があるといえる。このような問題を解決するために、Maruyama⁷⁾らはトリップチェーン選択を内生化したネットワーク均衡モデルを提案しており、さらに提案したモデルを用いてロードプライシング政策の比較分析を行っている。(Maruyama⁸⁾)

以上を踏まえて、本研究ではトリップチェーン単位における機関選択と経路選択を統合した均衡モデルの提案することを目的とする。さらに、公共交通の経路選択に

において前述した **common lines problem** を考慮し、乗客配分をより精緻化したモデルの構築を行う。本論文の構成は以下の通りである。まず、1.においては研究の背景と目的を述べた。2.においては、提案するモデルの定式化を行い、さらに3.において提案するモデルの解法アルゴリズムを示す。4.において簡易ネットワークを用いてモデルの妥当性と特性を検証する。最後に、5.において本研究で得られた成果を整理し、今後の課題をとりまとめる。

2. トリップチェーンを考慮した分担配分統合モデル

本章では、トリップチェーンを考慮した分担配分モデルの定式化を行う。

(1) モデル化の前提条件

モデル化にあたり、以下の前提条件を設定する。

1. 利用者は自家用車 (PC; Private Car) と公共交通 (PT; Public Transportation) の2種類のモードが利用可能であるとする。
2. 利用者は、トリップチェーン全体における自家用車、公共交通それぞれの移動コストに基づき機関選択を行い、機関選択確率はロジットモデルにより表現される。
3. 自動車を利用する場合、相乗りは行わない。
4. 公共交通としてバスのみを考え、その所要時間は自家用車利用者数増加による道路混雑の影響を受けるものとする。ただし、ネットワークに存在するバス台数は自動車台数に比べると十分少ないため、バス自体が道路の所要時間の増加に影響を及ぼさないとする。
5. バスは頻度ベースによりサービスが提供されているものとする。また、バスを利用する際に、利用者の出発地あるいは目的地の最寄りにバス停がない場合は、徒歩による移動を行うものとする。

本研究で構築するモデルの構造を図-1に示す。前提条

件2.より、利用者をロジットモデルにより自家用車および公共交通ネットワークに振り分け、それぞれのネットワークにおいて配分計算を行う。ただし、前提条件4.により公共交通ネットワークにおけるリンク所要時間を自家用車ネットワークにおけるそれと一致させるよう更新する必要がある。

(2) トリップチェーン単位における機関分担

トリップチェーン n の自家用車および公共交通の移動コストをそれぞれ c_n^{PC} , c_n^{PT} とすると、自家用車および公共交通の利用者数 q_n^{PC} , q_n^{PT} は以下の式で表される。

$$\begin{cases} q_n^{PC} = \frac{1}{1 + \exp\{-\theta(c_n^{PT} - c_n^{PC})\}} q_n \\ q_n^{PT} = (1 - P_n^{PC}) q_n = \frac{\exp\{-\theta(c_n^{PT} - c_n^{PC})\}}{1 + \exp\{-\theta(c_n^{PT} - c_n^{PC})\}} q_n \end{cases} \quad \forall n \in N \quad (1)$$

ただし、 q_n はトリップチェーン n における交通需要 (所与)、 N はトリップチェーンの集合、 θ は分散パラメータである。ここで、Maruyamaら⁷⁾と同様にトリップチェーン n を訪問順序にしたがって $n = \{n_1, n_2, \dots\}$ と表現し、トリップチェーン n が OD ペア rs を含む (すなわち $n = \{r, s, \dots\}$) 場合に1を取り、それ以外の場合は0を取る変数 η_n^{rs} を定義しよう。このとき、トリップチェーンコスト c_n^{PC} , c_n^{PT} は式(2)に示すようにトリップ単位のコスト c_{rs}^{PC} , c_{rs}^{PC} の和として表現できる。

$$c_n^m = \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} c_{rs}^m \eta_n^{rs}, \quad m = \{PC, PT\} \quad (2)$$

さらに、トリップチェーン n における機関分担量 q_n^{PC} , q_n^{PT} は式(3)により OD 単位の機関分担量 q_{rs}^{PC} , q_{rs}^{PT} に変換することが可能であるため、自動車、公共交通ネットワークにおける配分はトリップ単位で行うことができる。

$$q_{rs}^m = \sum_{n \in N} q_n^m \eta_n^{rs}, \quad m = \{PC, PT\} \quad (3)$$

また、自動車ネットワークにおける経路交通量 f_{nsk} および公共交通ネットワークにおける hyperpath 交通量 y_p と OD 交通量には式(4)が成立する。

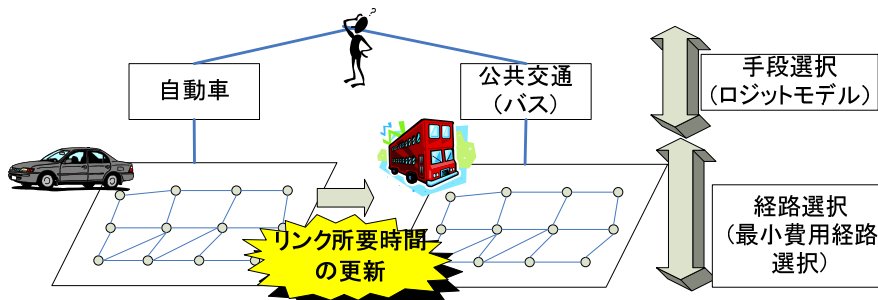


図-1 本研究で構築するモデルの構造

$$\begin{cases} q_{rs}^{PC} = \sum_{k \in K_{rs}} f_{rs,k} \\ q_{rs}^{PT} = \sum_{p \in H_{rs}} y_p \end{cases} \quad \forall r \in R, \forall s \in S \quad (4)$$

ただし、 K_{rs} および H_{rs} はそれぞれ OD ペア rs における経路、hyperpath の集合である。

以下では、公共交通における hyperpath コストを定義した後、機関選択に関する均衡状態と自動車、バスネットワークにおける均衡状態を相補性条件として表現し、変分不等式問題として定式化する。

(3) Hyperpath コスト

公共交通における hyperpath $p \in H_{rs} (\forall r \in R, \forall s \in S)$ のコストを、自動車ネットワークにおけるフロー \mathbf{x} および公共交通ネットワークにおける hyperpath フロー \mathbf{y} の関数として式(5)のように定義する。

$$g_p(\mathbf{x}, \mathbf{y}) = \tau_b \sum_{a \in A_p} \alpha_{ap} t_a(x_a) + \tau_w \sum_{k \in S_p} \frac{\beta_{kp}}{F_{kp}} + \tau_f \sum_{a \in A_{pw}} \alpha_{ap} t_{aw} \quad (5)$$

ただし τ_b , τ_w , τ_f は時間価値, α_{ap} , β_{kp} はそれぞれ hyperpath p がリンク a を通過する確率, hyperpath p がノード k を通過する確率を表している。式(5)の第1項はバスによる移動時間を表しており, $t_a(x_a)$ は自動車ネットワークにおけるリンク所要時間であり自動車フロー x_a に関するBPR関数として式(6)のように表す。

$$t_a(x_a) = t_a^0 \left[1 + \alpha \left(\frac{x_a}{C_a} \right)^\beta \right] \quad (6)$$

ただし, t_a^0 はリンク a の自由流旅行時間, C_a はリンク a の容量, α , β はパラメータである。

式(5)における第2項はcommon lines problemを考慮したときのバス停における期待待ち時間を表しており, F_{pi} はバス停ノード i における合成頻度として以下のように表す。

$$F_{ip} = \sum_{a \in OUT_p(i)} f_{i(a)} \quad (7)$$

ただし, Dea Cea and Fernandez⁹⁾と同様に, f_{il} は乗客集中に起因する待ち時間の増加を式(8)のように加味したときの運行頻度 (有効頻度) として定義する。

$$f_{il}' = 1/\omega_{il} \quad (8)$$

$$\omega_{il} = 1/f_{il}' + \gamma \left(\frac{v_{bil} + v_{il}}{f_{il}' \pi_l} \right)^\delta \quad (9)$$

ただし, f_{il} は路線 l の名目頻度, π_l は路線 l の車両容量, v_{il} はバス停 i から路線 l に乗車する乗客数, v_{bil} はバス停 i での路線 l に既に乗車している乗客数, γ , δ はパラメータである。

本研究で構築するモデルでは、公共交通を利用する場

合にその一部を徒歩による移動を認めているが、式(5)における第3項は徒歩による移動コストを表しており、そのためリンク所要時間は自動車フローによらず定数としている。

(4) 均衡条件

a) 機関選択における均衡条件

機関選択は式(1)に従うと仮定しているため, Chen^ら¹⁰⁾と同様に機関選択に関する均衡状態は式(10), (11)のように表される。

$$\begin{cases} q_n^{PC} \left(c_n^{PC} + \frac{1}{\theta} \ln q_n^{PC} - \kappa_n \right) = 0 \\ c_n^{PC} + \frac{1}{\theta} \ln q_n^{PC} - \kappa_n \geq 0 \end{cases} \quad \forall n \in N \quad (10)$$

$$\begin{cases} q_n^{PT} \left(c_n^{PT} + \frac{1}{\theta} \ln q_n^{PT} - \kappa_n \right) = 0 \\ c_n^{PT} + \frac{1}{\theta} \ln q_n^{PT} - \kappa_n \geq 0 \end{cases} \quad \forall n \in N \quad (11)$$

ただし, κ_n はトリップチェーン n における最小コストである。

b) 自動車ネットワークの均衡条件

自動車ネットワークの均衡状態は式(12)で表される。

$$\begin{cases} f_{rs,k} (c_{rs,k}^{PC}(\mathbf{f}) - c_{rs}^{PC*}) = 0 \\ c_{rs,k}^{PC}(\mathbf{f}) - c_{rs}^{PC*} \geq 0 \end{cases} \quad \forall r \in R, s \in S \quad (12)$$

c_{rs}^{PC*} は OD ペア rs における自動車ネットワークの最小コストであり, $c_{rs,k}^{PC}(\mathbf{f})$ は式(13)に示すようにリンクコストの和で示される。

$$c_{rs,k}^{PC}(\mathbf{f}) = \sum_{a \in A} \delta_{rs,k}^a t_a(x_a) \quad (13)$$

ただし, $\delta_{rs,k}^a$ はリンク a が OD ペア rs の経路 k に含まれている場合は1を, そうでなければ0をとる変数であり, リンク所要時間 $t_a(x_a)$ は式(6)で定義したものである。

c) 公共交通ネットワークの均衡条件

公共交通ネットワークにおける均衡状態は式(14)で表される。

$$\begin{cases} y_p (g_p(\mathbf{x}, \mathbf{y}) - c_{rs}^{PT*}) = 0 \\ g_p(\mathbf{x}, \mathbf{y}) - c_{rs}^{PT*} \geq 0 \end{cases} \quad \forall r \in R, \forall s \in S, \forall p \in H_{rs} \quad (14)$$

c_{rs}^{PT*} は OD ペア rs における公共交通ネットワークの最小コストであり, $g_p(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ は式(5)で定義している。

(5) 変分不等式としての定式化

式(10), (11), (12), (14)で記述された均衡状態は、以下に示す変分不等式問題【VI-1】と等価となる。

【VI-1】 Find $(\mathbf{q}^{PC*}, \mathbf{q}^{PT*}, \mathbf{f}, \mathbf{y}^*) \in \Omega$ such that

$$\begin{aligned} & \sum_{n \in N} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) \left(c_n^{PC*} + \frac{1}{\theta} \ln q_n^{PC*} - \kappa_n^* \right) \\ & + \sum_{n \in N} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) \left(c_n^{PT*} + \frac{1}{\theta} \ln q_n^{PT*} - \kappa_n^* \right) \\ & + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{k \in K_{rs}} (f_{rs,k}^{PC} - f_{rs,k}^{PC*}) (c_{rs,k}^{PC} - c_{rs,k}^{PC*}) \\ & + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} (y_p - y_p^*) (g_p(\mathbf{x}, \mathbf{y}) - c_{rs}^{PT*}) \geq 0 \\ & \forall (\mathbf{q}^{PC}, \mathbf{q}^{PT}, \mathbf{f}, \mathbf{y}) \in \Omega \end{aligned} \quad (15)$$

ただし、 Ω は $(\mathbf{q}^{PC}, \mathbf{q}^{PT}, \mathbf{f}, \mathbf{y})$ の実行可能集合、すなわち式(3)、式(4)ならびに $q_n^{PC} + q_n^{PT} = q_n, \forall n \in N$ を満たす集合である。

【VI-1】はさらに以下に示す変分不等式問題【VI-2】に変形することが可能である。(証明は付録1に示す。)

【VI-2】 Find $(\mathbf{q}^{PC*}, \mathbf{q}^{PT*}, \mathbf{f}, \mathbf{y}^*) \in \Omega$ such that

$$\begin{aligned} & \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{k \in K_{rs}} c_{rs,k}^{PC*} (f_{rs,k}^{PC} - f_{rs,k}^{PC*}) \\ & + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} g_p(\mathbf{x}^*, \mathbf{y}^*) (y_p - y_p^*) \\ & + \frac{1}{\theta} \sum_{n \in N} \ln q_n^{PC*} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) \\ & + \frac{1}{\theta} \sum_{n \in N} \ln q_n^{PT*} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) \geq 0 \\ & \forall (\mathbf{q}^{PC}, \mathbf{q}^{PT}, \mathbf{f}, \mathbf{y}) \in \Omega \end{aligned} \quad (16)$$

(6) 解の特性

$$\mathbf{z} = (\mathbf{q}^{PC}, \mathbf{q}^{PT}, \mathbf{f}, \mathbf{y})^T \quad (17)$$

$$F(\mathbf{z}) = (\ln \mathbf{q}^{PC}, \ln \mathbf{q}^{PT}, \mathbf{c}^{PC}(\mathbf{f}), \mathbf{g}(\mathbf{x}, \mathbf{y})) \quad (18)$$

とすれば、上記【VI-2】は以下の【VI-2'】と等価である。

【VI-2'】 Find $\mathbf{z}^* \in \Omega$ such that

$$F(\mathbf{z}^*) \cdot (\mathbf{z} - \mathbf{z}^*) \geq 0, \forall \mathbf{z} \in \Omega \quad (19)$$

ここで、明らかに \mathbf{q}^{PC} 、 \mathbf{q}^{PT} 、 $\mathbf{c}^{PC}(\mathbf{f})$ 、 $\mathbf{g}(\mathbf{x}, \mathbf{y})$ はすべて連続であるので写像 $F(\mathbf{z})$ は連続である。さらに、 Ω は有界な閉集合、すなわちコンパクト集合である。したがって、

【VI-2'】は少なくとも1つの解をもつ¹¹⁾。また、自動車ネットワークにおけるトリップチェーンコスト \mathbf{c}^{PC} は式(2)、式(13)からわかるようにリンク所要時間 $t_a(x_a)$ の線形和として表されるが、これは式(6)に示すように自動車ネットワークにおけるリンクフローに関して狭義単調となり、経路フロー \mathbf{f} に関して狭義単調となる。さらに

式(5)、式(7)、式(8)、式(9)から公共交通ネットワークにおけるhyperpathコストは乗客フローが増加すれば単調に増加する構造になっており、その線形和であるトリップチェーンコスト \mathbf{c}^{PC} もhyperpathフロー \mathbf{y} に関して狭義単調であり、また明らかに $\ln \mathbf{q}^{PC}$ 、 $\ln \mathbf{q}^{PT}$ はそれぞれ \mathbf{q}^{PC} 、 \mathbf{q}^{PT} に関して狭義単調である。したがって $F(\mathbf{z})$ は \mathbf{z} に関して狭義単調となり、また既に【VI-2'】は少なくとも1つの解を持つことを示しているので、【VI-2'】すなわち【VI-2】は唯一の解を持つといえる¹¹⁾。

3. 緩和法をベースにした解法アルゴリズム

本研究では、定式化した変分不等式問題【VI-2】を、長尾ら²⁾と同様に緩和法¹²⁾をベースにしたアルゴリズムにより配分を行う。公共交通ネットワークにおけるリンク所要時間を固定して双方のネットワークに配分する内側ループと、公共交通ネットワークのリンク所要時間を更新する外側ループからなる二重ループ構造となっている。アルゴリズムの詳細は以下に示す通りである。

Step 1 初期解の生成

$i=1$ として、初期実行可能解 $(\mathbf{q}, \mathbf{x}, \mathbf{y})$ を設定する。ここでは、すべての利用者が自動車を選択する($\mathbf{q}^{PC}=\mathbf{q}$ 、 $\mathbf{q}^{PT}=\mathbf{0}$)として配分を行う。

Step 2 緩和問題を解く

公共交通ネットワークにおける最小費用を、前回のステップで用いた需要から算出されるものに固定して、以下の緩和問題を解く。

$$\begin{aligned} (\mathbf{q}^{PC(i)}, \mathbf{q}^{PT(i)}, \mathbf{x}^{(i)}, \mathbf{y}^{(i)}) \quad Z = & \tau_d \sum_{a \in A} \int_0^{x_a^{(i)}} t_a(w) dw + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} q_{rs}^{PT(i)} c_{rs}^{PT(i)} \\ & + \frac{1}{\theta} \sum_{n \in N} q_n^{PT(i)} \ln q_n^{PT(i)} + \frac{1}{\theta} \sum_{n \in N} q_n^{PC(i)} \ln q_n^{PC(i)} \end{aligned} \quad (20)$$

ここに、 $c_{rs}^{PT(i)}$ は前回のステップで用いた需要から算出される公共交通のODペア rs 間の最小費用である。上記の問題を解いて $\mathbf{q}^{PC(i+1)}=\mathbf{q}^{PC(i)}$ 、 $\mathbf{q}^{PT(i+1)}=\mathbf{q}^{PT(i)}$ 、 $\mathbf{x}^{(i+1)}=\mathbf{x}^{(i)}$ 、 $\mathbf{y}^{(i+1)}=\mathbf{y}^{(i)}$ と解の更新を行う。

Step 3 収束判定

公共交通ネットワークにおけるリンク所要時間が自動車ネットワークにおけるそれと十分に近ければ計算を止め、そうでなければ公共交通ネットワークにおけるリンク所要時間を自動車ネットワークにおけるそれに更新してStep 2に戻る。

Step 2 の緩和問題を解くアルゴリズムは以下の通りである。

Step 2-1 緩和問題の初期解の生成

$j=1$ として, $\mathbf{q}^{PC(i)} = \mathbf{q}^{PC(i)}$, $\mathbf{q}^{PT(i)} = \mathbf{q}^{PT(i)}$ とする. ただし, $\mathbf{q}^{PC(i)}$, $\mathbf{q}^{PT(i)}$ は前回の繰り返し計算における Step 2 の解である.

Step 2-2 トリップ単位の需要への変換

式(3)により, トリップチェーン単位の需要 $\mathbf{q}^{PC(i)}$, $\mathbf{q}^{PT(i)}$ をトリップ単位の需要 $\mathbf{d}^{PC(i)}$, $\mathbf{d}^{PT(i)}$ に変換する.

Step 2-3 公共交通ネットワークでの乗客配分

Kurauchi ら¹⁵⁾と同様にマルコフ連鎖¹⁴⁾と逐次平均法を組み合わせることにより, 公共交通の需要 $\mathbf{d}^{PT(i)}$ を配分し, OD ペア rs 間における最小費用 $c_{rs}^{PT(i)}$ を算出する. なお, 公共交通ネットワークにおけるリンク所要時間は, Step 2 では自動車ネットワークで前回の繰り返し計算において用いたものと同じ値に固定している.

Step 2-4 自動車ネットワークのリンク所要時間の更新

自動車ネットワークのリンク所要時間 $t_a(x_a)$, $\forall a \in A$ を式(6)により更新する

Step 2-5 自動車ネットワークの最小費用の算出

すべての OD ペアについて, 更新されたリンク所要時間を用いて最小費用 $c_n^{PC(i)}$ を算出する.

Step 2-6 降下方向の探索

- (a) c_n^{PT} , c_n^{PC} からトリップチェーン n における最小コスト c_n^{PT} , c_n^{PC} を計算する.
- (b) 以下の式により, モード選択者数に関する補助変数 $v_n^{PT(i)}$, $v_n^{PC(i)}$ を計算する.

$$v_n^{PT(i,j)} = q_n \frac{1}{1 + \exp[-\theta(c_n^{PC(i,j)} - c_n^{PT(i,j)})]} \quad (21)$$

$$v_n^{PC(i,j)} = q_n - v_n^{PT(i,j)} \quad (21)$$

- (c) $\{v_n^{PT(i)}\}$ を自動車ネットワークの最短経路に流し, モード選択に関する 1次元探索を行うための補助変数 $z_a^{PC(i)}$ を計算する.

Step 2-7 1次元探索

$$\mathbf{q}^{PC(i,j+1)} = \mathbf{q}^{PC(i,j)} + \zeta(\mathbf{v}^{PC(i,j)} - \mathbf{q}^{PC(i,j)}) \quad (23)$$

$$\mathbf{q}^{PT(i,j+1)} = \mathbf{q}^{PT(i,j)} + \zeta(\mathbf{v}^{PT(i,j)} - \mathbf{q}^{PT(i,j)}) \quad (24)$$

$$\mathbf{x}^{(i,j+1)} = \mathbf{x}^{(i,j)} + \zeta(\mathbf{z}^{(i,j)} - \mathbf{x}^{(i,j)}) \quad (25)$$

と置き, 式(20)に示す目的関数 Z を最小にする $0 \leq \zeta \leq 1$ を求める. ただし, $\mathbf{Y}^{(i,j+1)}$ は Step 2-3 で求められたものを用いる.

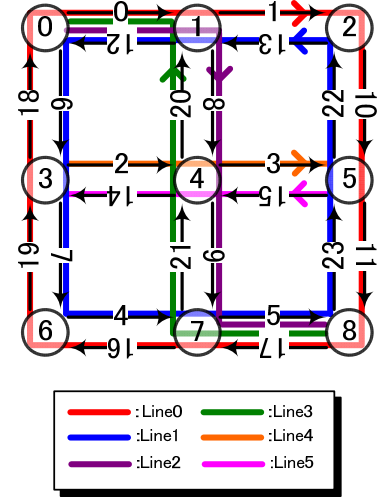


図-2 計算対象ネットワークとバス路線網

表-1 各バス路線の名目頻度と車両容量

Line-ID	Capacity (passengers)	Frequency (min)	Route
0	1250	10	0→1→2→5→8→7→6→3→0
1	1250	10	0→3→6→7→8→5→2→1→0
2	2500	5	0→1→4→7→8
3	2500	5	8→7→4→1→0
4	1250	10	3→4→5
5	1250	10	5→4→3

表-2 仮定したトリップチェーン単位の需要

TC-ID	O	D	Volume
0	0	8	10000
0	8	0	10000
1	2	6	10000
1	6	2	10000

Step 2-8 収束判定

\mathbf{x} が収束していなければ $j=j+1$ として Step 2-3 へ戻り, 収束していれば Step 3 に進む.

4. ケーススタディ

(1) ケース設定

構築したモデルを図-2に示す簡易ネットワークに適用し, モデルの性能評価を行う. 図中のノードは交差点を表しており, すべての交差点にバス停が存在するものとする. 図-2において, Line0からLine5までのバス路線が6路線存在するものとし, 路線0および路線1はネットワークの外周を循環する路線, 路線2および3は0→1→4→5→8 (およびその反対) を移動する路線, 路線4および5は3

→4→5 (およびその反対) を移動する路線として設定した。それぞれのバス路線の名目頻度及び車両容量を表- 1に示す。設定したネットワーク及びバス路線網に対して、表- 2に示すようにノード0とノード8の往復ならびにノード2とノード6の往復という2種類のトリップチェーン単位の需要を設定した。計算に必要なパラメータは以下のように設定した： $\alpha=2.62$, $\beta=5.00$, $C_i=4000$, $t_{a0}=10$, $t_{a1}=10$, $\gamma=10$, $\delta=1.0$, $\tau_b=13$, $\tau_f=\tau_w=26$, $\tau_r=50$

(2) 計算結果

a) 収束の確認

図- 3に、 $\theta=0.003$ としたときの繰り返し計算回数と公共交通分担率の関係を示す。なお、繰り返し計算回数は内側ループと外側ループの合計として定義している。図中において、繰り返し計算回数に対して公共交通分担量が非連続となっているのは、内側ループから外側ループへ移行する際に公共交通ネットワークのリンク所要時間を更新しているためである。繰り返し計算回数が増えるにつれて公共交通分担量が安定しており、およそ200回程度で収束していることがわかる。

b) パラメータ θ に関する感度分析

次に、分散パラメータ θ に関する感度分析を行う。分散パラメータ θ と自家用車利用者数の関係を図- 4に、分散パラメータ θ とトリップチェーン、モード別コストの関係を図- 5にそれぞれ示す。式(1)に示した機関選択確率の定義から、 θ が小さいときは両モードの移動コストの差が機関選択に影響を及ぼさないため、トリップチェーン0, 1ともに自家用車の利用者数はそれぞれのトリップチェーンにおける需要の半分である5,000人に近い値をとっている。しかし、 θ が大きくなるに従い自家用車利用者数が大幅に減少しており、特にトリップチェーン0においてその傾向は顕著である。また図- 5を見ると、分散パラメータ θ が大きくなるに従い自家用車、公共交通の利用コストが減少しているが、これは前述したように自家用車の利用者数が減少するために式(6)に示すリンク所要時間が小さくなる、すなわち道路混雑が減少するためであると考えられる。

c) トリップ単位とトリップチェーン単位の配分結果の比較

最後に、 $\theta=0.003$ としてトリップチェーン単位の配分結果とトリップ単位の配分結果の比較を行う。なお、トリップ単位の配分は、提案したモデルにおいて同一トリップチェーンの需要を別のトリップチェーンとして入力することにより簡単に行える。なお、式(1)に示した機関選択確率の定義からトリップチェーン単位の配分にお

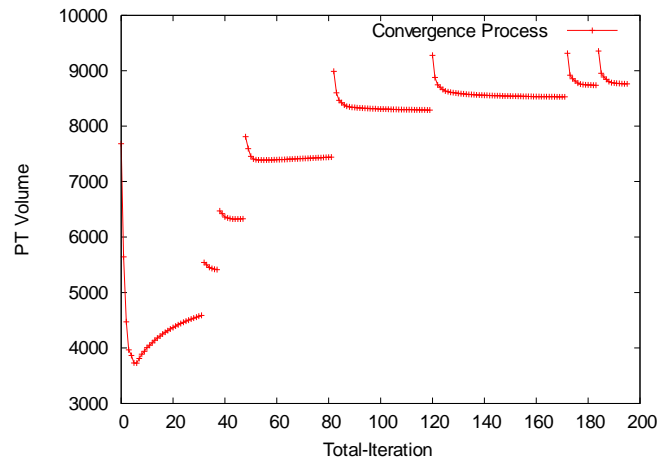


図3 繰り返し計算回数と公共交通分担率の関係

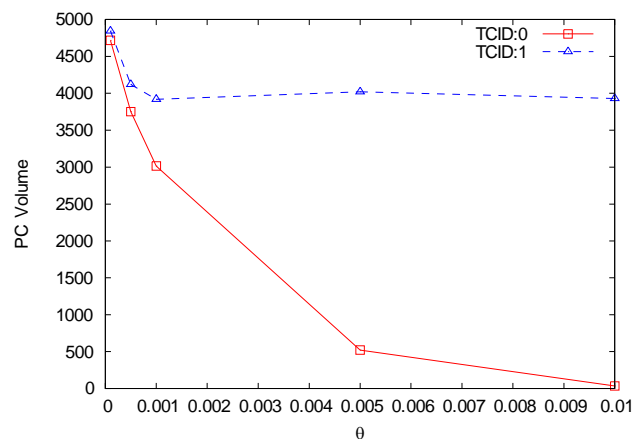


図4 パラメータ θ と自家用車利用者の関係

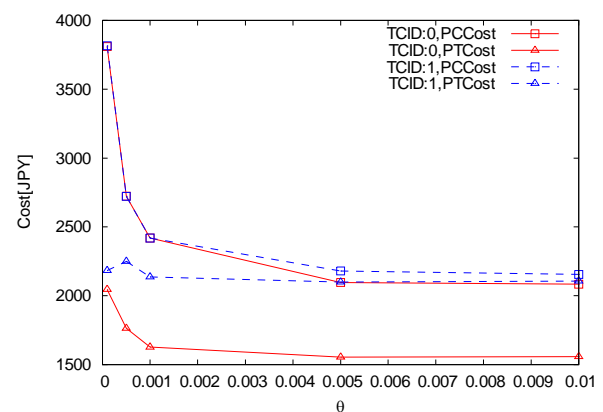


図5 パラメータ θ とコストの関係

いてはトリップチェーン全体における移動コスト差に従って機関選択が行われるが、トリップ単位における配分においてはトリップごとの移動コスト差に従って機関選択が行われることに注意されたい。

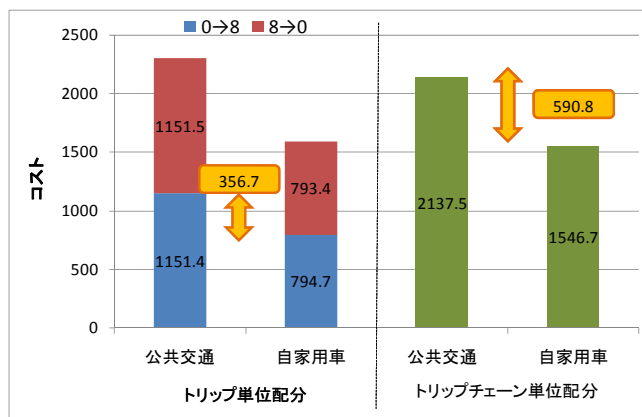
図- 6にそれぞれのトリップチェーンにおける配分方法

による機関コストの比較を、図-7に配分方法による機関ごとのトリップ数の比較を示す。図-6から、本ケーススタディでは自家用車の移動コストが公共交通のそれよりも小さい設定となっていることと、トリップチェーン全体における移動コストの差はトリップあたりのコスト差よりも大きくなっており、特にトリップチェーン0において顕著であることがわかる。したがって、図-7からトリップチェーン単位における配分では、トリップ単位における配分と比較して、条件の有利な自家用車が選択されているといえる。ただし、トリップチェーン1では配分方法による両モードの移動コストの差が大きく変化しないので、機関選択割合に大きな変化は見られないといえる。

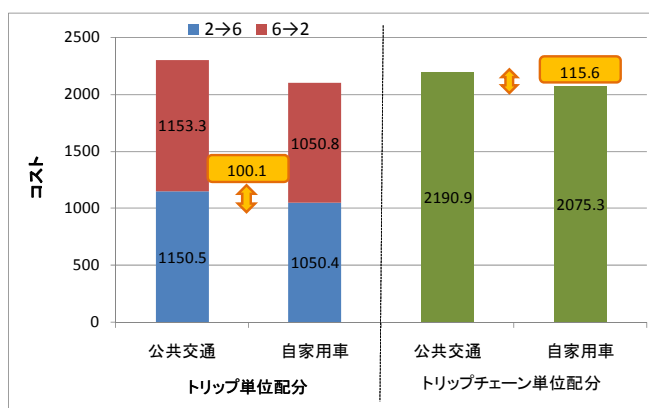
5. おわりに

本研究では、多くの統合型ネットワーク均衡モデルはトリップ単位での配分を仮定しているが、現実の移動のほとんどはトリップチェーンを形成しており、多くの場合トリップごとに移動手段を変更できないことに着目して、トリップチェーン単位における機関選択と経路選択を統合した均衡モデルを構築した。構築したモデルは、トリップチェーン全体の移動コストの差に従って機関選択を行うと仮定して、利用者を自動車ネットワークと公共交通ネットワークに振り分け、それぞれのネットワークにおいて配分する枠組みとなっており、公共交通ネットワークにおける配分において **common lines problem** を考慮しているため乗客行動をより正確に反映できるという特徴を有している。構築したモデルにおいて、自家用車の所要時間と公共交通の所要時間の相互干渉を仮定したため、等価な最適化問題が存在せず変分不等式問題として定式化したものの、その解の唯一性を示すことができた。そして、構築したモデルの特性を示すために、簡易ネットワークにおける適用計算を行った。その結果、配分結果は機関選択を規定する分散パラメータ α によって大きく変化する可能性があることが確認され、パラメータの設定に細心の注意が必要であるといえる。また、構築したモデルと従来のトリップ単位の配分による機関選択者数を比較した結果、トリップチェーン単位の配分ではトリップ単位と比較して移動コストの差が蓄積されて大きくなり、条件の有利な機関により多くの利用者がシフトすることが確認された。

本稿では、モデルの構築および構築したモデルの特性を把握するためのごく簡単なケーススタディに留まっており、より複雑なケース下でもここで確認された特性が一般的に成り立つか確認する必要があるといえる。その上で、例えば帰宅時の利便性確保のための増便等の公共



(a) トリップチェーン0



(b) トリップチェーン1

図-6 配分方法による機関コストの比較

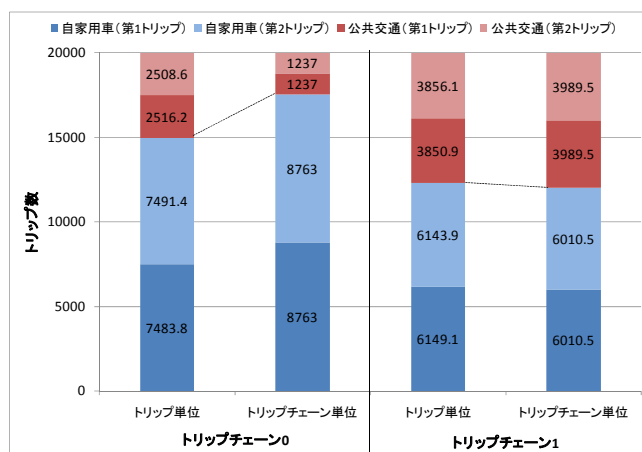


図-7 配分方法による機関トリップ数の比較

交通利便性向上施策導入効果を、1日全体の移動に及ぼす影響という観点から評価を行いたい。

付録1 【VI-1】と【VI-2】の等価性の証明

式(15)の順番を並び替えると式(i)ようになる。

$$\begin{aligned} & \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{k \in K_{rs}} c_{rs,k}^{PC*} (f_{rs,k}^{PC} - f_{rs,k}^{PC*}) + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} g_p(\mathbf{x}^*, \mathbf{y}^*) (y_p - y_p^*) \\ & + \frac{1}{\theta} \sum_{n \in N} \ln q_n^{PC*} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) + \frac{1}{\theta} \sum_{n \in N} \ln q_n^{PT*} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) \quad (i) \\ & + \sum_{n \in N} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) (-\kappa_n^*) + \sum_{n \in N} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) (-\kappa_n^*) \\ & + \sum_{n \in N} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) c_n^{PC*} + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} (f_{rs,k}^{PC} - f_{rs,k}^{PC*}) (-c_{rs}^{PC*}) \\ & + \sum_{n \in N} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) c_n^{PT*} + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} (y_p - y_p^*) (-c_{rs}^{PT*}) \geq 0 \end{aligned}$$

ここで、 $q_n^{PC} + q_n^{PT} = q_n^{PC*} + q_n^{PT*} = q_n \quad \forall n \in N$ である

るので、以下の式が成り立つ。

$$\sum_{n \in N} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) (-\kappa_n^*) + \sum_{n \in N} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) (-\kappa_n^*) = 0 \quad (ii)$$

また、付録2より以下の式が成り立つ。

$$\sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{k \in K_{rs}} f_{rs,k}^{PC} c_{rs}^{PC} = \sum_{n \in N} q_n^{PC} c_n^{PC} \quad (iii)$$

$$\sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} y_p c_{rs}^{PT} = \sum_{n \in N} q_n^{PT} c_n^{PT} \quad (iv)$$

したがって、以下の式が成り立つ。

$$\sum_{n \in N} (q_n^{PC} - q_n^{PC*}) c_n^{PC*} + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} (f_{rs,k}^{PC} - f_{rs,k}^{PC*}) (-c_{rs}^{PC*}) = 0 \quad (v)$$

$$\sum_{n \in N} (q_n^{PT} - q_n^{PT*}) c_n^{PT*} + \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{p \in H_{rs}} (y_p - y_p^*) (-c_{rs}^{PT*}) = 0 \quad (vi)$$

式(ii), (v), (vi)を式(i)に代入すると式(16)が得られる。

付録2 式(iii), (iv)の導出

式(2), (3), (4)を用いると、式(iii)の左辺および右辺は、

$$(\text{左辺}) = \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \sum_{k \in K_{rs}} f_{rs,k}^{PC} c_{rs}^{PC} = \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} q_{rs}^{PC} c_{rs}^{PC} = \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \left(\sum_{n \in N} q_n^{PC} \eta_n^{rs} \right) c_{rs}^{PC}$$

$$(\text{右辺}) = \sum_{n \in N} q_n^{PC} c_n^{PC} = \sum_{n \in N} q_n^{PC} \left(\sum_{r \in R} \sum_{s \in S} c_{rs}^{PC} \eta_n^{rs} \right) = \sum_{r \in R} \sum_{s \in S} \left(\sum_{n \in N} q_n^{PC} \eta_n^{rs} \right) c_{rs}^{PC}$$

となり、式(iii)が成り立つことが確認された。式(iv)についても同様に成立することが確認できる。

参考文献

1) Oppenheim, N. *Urban Travel Demand Modeling: From Individual*

Choices to General Equilibrium, John Wiley & Sons, New York, 1995.

- 2) 長尾一輝, 中山晶一郎, 高山純一, 円山琢也: 旅行時間の不確実性を考慮した分担配分統合交通ネットワーク均衡モデルに関する研究—金沢都市圏への軌道系交通機関導入時の道路交通への影響分析を例に—, 土木学会論文集D, Vol.65 No.1, pp.12-25, 2009
- 3) Chriqui, C. and Robillard, P.: Common Bus Lines, *Transportation Science*, 9, pp. 115-121, 1975.
- 4) Nguyen, S. and Pallotino, S.: Equilibrium Traffic Assignment for Large Scale Transit Networks, *European Journal for Operational Research*, 37, pp. 176-186, 1988.
- 5) Garcia, R. and Marin, A. Network equilibrium with combined modes: models and solution algorithms, *Transportation Research* 39B, 223-254, 2005.
- 6) Uchida, K., Sumalee, A., Watling, D. and Connors, R. A study on network design problems for multi-modal networks by probit-based stochastic user equilibrium., *Network Spatial Economics*, 7, 213-240, 2007.
- 7) Maruyama T. and Harata, N.. Incorporating Trip-Chaining Behavior into Network Equilibrium Analysis. *Transportation Research Record*, 1921, 11-18, 2005.
- 8) Maruyama, T. and Harata, N.. Difference between area-based and corridor-based congestion pricing: investigation by trip-chain-based network equilibrium model with non-additive path costs. *Transportation Research Record*, 1964, 1-8, 2006.
- 9) De Cea, D. and Fernandez, E. Transit Assignment for Congested Public Transport Systems, *Transportation Science*, 9, 115-121, 1993.
- 10) Chen, A., Kongsomsaksakul, S., Zhou, Z., Lee, M. and Recker, W. Assessing network vulnerability of degradable transportation systems: an accessibility based approach, *Selected Proceedings of the 17th International Symposium on Transportation and Traffic Theory (ISTTT)*. Netherlands, July 2007, 235-262, 2007.
- 11) 福島雅夫: 非線形最適化の基礎-第5章「均衡問題」, 朝倉書店, pp.202-240, 2001
- 12) 土木学会編: 交通ネットワークの均衡分析-最新の理論と解法-, 第8章「利用者均衡モデルの解法」, pp.133-165, 1998.
- 13) Kurauchi, F., Bell, M.G.H. and Schmöcker, J.-D. Capacity Constrained Transit Assignment with Common Lines, *Journal of Mathematical Modelling and Algorithms*, 2-4, 309-327, 2003.
- 14) 佐佐木綱監修, 飯田恭敬編著: 交通工学, 国民科学社, pp.89-90, 1992.

COMBINED MODE AND ROUTE CHOICE EQUILIBRIUM MODEL CONSIDERING TRIP CHAIN

Hiroshi SHIMAMOTO, Takashi HIGUCHI, Nobuhiro UNO and Yasuhiro SHIOMI

This study proposes a trip-chain based network equilibrium model with combined mode and route choice where the travellers are assumed to choose their mode by considering the level of service of whole of the trip-chain. In the proposed model, since the interdependency of the travel time between road network and public transportation network is assumed, the proposed model is formulated as VIP (Variable Inequality Problem). Furthermore, since “common lines problem”, which is essential for transit assignment in networks for which uniform passenger arrival can be assumed, is considered the proposed model can reflect transit users' route choice behaviour more accurately. The proposed model is solved with the relaxation method. Finally, the proposed model is applied to a toy network.